

М.Ф.ЛОГВИНЕНКО, канд. техн. наук, доцент ХНУВС, Харків;
О.В.КАСІЛОВ, канд. техн. наук, доцент НТУ «ХПІ», Харків;
В.В.ШЕВЦОВА, ст. викладач НТУ «ХПІ», Харків

АНАЛІЗ ТА ОПТИМІЗАЦІЯ ПРОТОКОЛУ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ З НАКОПИЧЕННЯМ ТА КВАЗІАДРЕСНИМ ПЕРЕПИТОМ

В статті розглядаються системи передачі даних з адресним та квазіадресним перепитом. Протокол з квазіадресним перепитом досліджується у двох модифікаціях з накопиченням та без накопичення правильно прийнятих блоків. Для систем передачі даних з накопиченням та квазіадресним перепитом виводиться вираз для середньої відносної швидкості. Проведено порівняльний аналіз протоколів за критерієм середньої відносної швидкості.

Data transmission systems with address and quasiaddress decision feedback are considered in the article. The quasiaddress decision feedback protocol is researched in two modifications with and without accumulation of correctly received blocks. Average relative speed formula is deduced for data transmission systems with accumulative quasiaddress decision feedback. Protocols are analyzed by the criterion of average relative speed.

В статье рассматриваются системы передачи данных с адресным и квазиадресным переспрашиванием. Протокол с квазиадресным переспрашиванием исследуется в двух модификациях с накоплением и без накопления правильно принятых блоков. Для систем передачи данных с накоплением и квазиадресным переспрашиванием выводится выражение для средней относительной скорости. Проведен сравнительный анализ протоколов за критерием средней относительной скорости.

Вступ. На теперішній час в теорії передачі цифрової інформації проаналізована ефективність багатьох протоколів передачі даних зі зворотним вирішальним зв'язком та використанням блокових $(k+r, k)$ -кодів в режимі виявлення завад, короткий огляд яких наведено у [1]. При цьому показано, що за критерієм максимуму середньої відносної швидкості найбільш ефективним є протокол з адресним перепитом спотворених завадами блоків. Протокол з так званим квазіадресним перепитом [1] за цим критерієм поступається адресному, але за критерієм часу доставки коротких повідомлень даний протокол може бути ефективнішим. Крім цього, даний протокол недостатньо аналізувався по причині аналітичних складнощів при визначенні середньої відносної швидкості. Для одного з імовірнісних розподілень частково протокол аналізувався у [2, 3]. Однак методики повного аналізу та порівняння даного протоколу з іншими поки ще не існує. Таким чином, **об'єкт даного дослідження** – це протоколи роботи систем захисту інформації від завад з адресним та квазіадресним перепитом кодових блоків. **Предмет дослідження** – методика порівняльного аналізу різновидів таких протоколів за критерієм середньої відносної швидкості та визначення потенційних та реальних можливостей цих протоколів. **Метою** даної роботи є порівняльний аналіз систем передачі даних з адресним та квазіадресним перепитом даних. Для досягнення мети необхідно

вирішення задач:

1. Аналіз особливостей функціонування різних модифікацій протоколів.
2. Визначення виразів для середньої відносної швидкості.
3. Порівняння потенційних можливостей протоколів.
4. Порівняння протоколів з фіксованими параметрами.

1 Протоколи й методики їхньої оптимізації.

Протокол з адресним перепитом спотворених блоків. Протокол розглядається в [4]. Його середня відносна швидкість при використанні $(k+r, k)$ блокового коду в режимі виявлення завад визначається наступним чином:

$$R_A = \frac{k}{k+r} (1-p_0)^{k+r}, \quad (1)$$

де p_0 – ймовірність виникнення незалежних по бітах завад для деякого конкретного стану каналу

Найбільш складним елементом цього протоколу є відновлення порядку проходження блоків після завад у накопичувані адресата даних. Цей алгоритм наведений в [6].

Протокол з квазіадресним перепитом без накопичення правильних блоків. У системі передачі даних із квазіадресним перепитом передача здійснюється пакетами по N кодових блоків. Передавач системи при прийомі сигналу «запит» на j -тий блок даних повторює цей блок і всі наступні блоки вже переданого пакета, а місця, що залишилися, доповнюються новими блоками.

При організації дуплексного обміну в прийомних і передавальних трактах апаратури передачі даних (АПД) організуються каналні накопичувачі даних. На передачі із цих накопичувачів дані передаються в дискретний канал (ДК), а на прийомі – із ДК записуються в ці накопичувачі. Параметр N вибирається, як правило, рівним ємності каналного накопичувача системи передачі даних і для дуплексної системи повинен задовольняти нерівності [1]:

$$N \geq 2 \left(\frac{L_m \cdot B}{C \cdot n} + \frac{T_z \cdot B}{n} \right) + 4, \quad (2)$$

де L_m – максимальна дальність дуплексного зв'язку між двома станціями, км; C – швидкість поширення сигналу в лінії зв'язку, км/с; B – швидкість модуляції, біт/с; T_z – затримки сигналу в трактах АПД, с.; $n = k + r$ – довжина кодового блоку, біт.

Дане співвідношення записане з умови, що час обробки одного блоку даних не перевищує часу прийому блоку, тобто величину n/B . Для можливості реалізації дуплексної системи ця умова є обов'язковим. Параметр N – один з параметрів, від якого залежить ефективність системи. У випадку реалізації двосторонньої полудуплексної системи (такий режим часто необхідний у радіосистемах рухомого радіозв'язку) параметр N вибирається з кількох інших

міркувань [5].

Середня відносна швидкість системи з квазіадресним перепитом [2]:

$$R_{KA} = \frac{k}{k+r} \cdot \frac{P_{nn}(1-P_{nn}^N)}{N(1-P_{nn})}, \quad (3)$$

де P_{nn} – ймовірність правильного прийому блоку.

Для моделі каналу з незалежними по бітах завадами та роботи системи передач даних в режимі виявлення завад ймовірність правильного прийому блоку можна прийняти $P_{nn} = (1-p_0)^{k+r}$.

Протокол з квазіадресним перепитом та накопиченням правильно прийнятих блоків. У цій модифікації протоколу передавач працює також, як і попередньому випадку, а приймач накопичує безпомилково прийняті блоки й передає сигнал «запит» на перший помилковий блок тільки тоді, коли він не міститься в накопичених блоках.

Середню відносну швидкість системи із квазіадресним перепитом та накопиченням правильно прийнятих блоків будемо шукати по формулі:

$$R_{AKA} = \frac{k-s}{k+r} \cdot \frac{M[\xi_n]}{N}, \quad (4)$$

де s – число службових розрядів, що використовуються для реалізації алгоритму перепиту, серед k інформаційних (розряди для нумерації блоків і сигналів «запит» й «підтвердження»); $M[\xi_n]$ – математичне сподівання випадкової величини ξ_n – числа нових блоків з N , які передаються в одному циклі в стаціонарному стані роботи системи.

Побудуємо ймовірнісний розподіл випадкової величини ξ_n :

$$P[\xi_n = j] = \begin{cases} 1 - P_{nn}, j = 0 \\ P_{nn}(1 - P_1), j = 1 \\ P_{nn} P_1(1 - P_2), j = 2 \\ \vdots \\ P_{nn} P_1 P_2 \dots P_{N-2}(1 - P_{N-1}), j = N-1 \\ P_{nn} P_1 P_2 \dots P_{N-2} P_{N-1}, j = N \end{cases}, \quad (5)$$

де P_1, P_2, \dots, P_{N-1} – ймовірності правильного прийому 1-го, 2-го, ... (N-1)-го блоків у пакеті (нумерація з нуля) з урахуванням накопичення правильно прийнятих блоків.

Легко переконатися, що (5) ймовірнісний простір:

$$\sum_{m=0}^N P[\xi_n = j] = 1. \quad (6)$$

Позначимо ймовірності накопичення правильно прийнятих блоків у приймачі після i -го циклу передачі P'_j , де $j = 1, 2, \dots, (N-1)$ – номер блоку в пакеті.

Тоді ймовірність прийому блоку на $(i+1)$ -ом циклі передачі буде дорів-

нювати:

$$P_j = 1 - (1 - P'_j) \cdot (1 - P_{nn}) \quad \text{або} \quad P'_j = \frac{P_j}{1 - P_{nn}} - \frac{P_{nn}}{1 - P_{nn}}. \quad (7)$$

Введемо наступні гіпотези H_0 – був перепитаний 0-ий блок (було передано 0 нових блоків), H_1 – був перепитаний 1-ий блок (переданий 1 новий блок), ... H_N – був переданий сигнал «підтвердження» (передане N нових блоків). Таким чином, імовірності гіпотез дорівнюють ймовірностям (5):

$$P(H_j) = P[\xi_n = j]. \quad (8)$$

По формулі повної ймовірності запишемо вирази для P'_j . Міркувати будемо так: якщо здійснилася гіпотеза H_0 , то пакет був повністю повторений й імовірності зберігання будуть дорівнюють ймовірностям прийому. Якщо здійснилася гіпотеза H_1 , то початковий блок пакета був переданий у приймач, накопичувач був зсунутий на один блок нагору, і ймовірність зберігання 1-го блоку буде дорівнює ймовірності прийому 2-го блоку й т.д.:

$$\begin{aligned} P'_1 &= P(H_0)P_1 + P(H_1)P_2 + P(H_2)P_3 + \dots + P(H_{N-2})P_{N-1} \\ P'_2 &= P(H_0)P_2 + P(H_1)P_3 + \dots + P(H_{N-3})P_{N-2} \\ &\vdots \\ P'_{N-2} &= P(H_0)P_{N-2} + P(H_1)P_{N-1} \\ P'_{N-1} &= P(H_0)P_{N-1}. \end{aligned} \quad (9)$$

Підставивши вирази для $P(H_m)$ і P'_j , одержимо систему з $(N-1)$ нелінійного рівняння для визначення ймовірностей правильного прийому 1-го, 2-го, ... $(N-1)$ -го блоків у пакеті P_1, P_2, \dots, P_{N-1} з урахуванням накопичення правильно прийнятих блоків:

$$\left\{ \begin{aligned} \frac{P_1}{1 - P_{nn}} - \frac{P_{nn}}{1 - P_{nn}} &= (1 - P_{nn})P_1 + P_{nn}(1 - P_1)P_2 + \dots + P_{nn}P_1P_2 \dots (1 - P_{N-2})P_{N-1} \\ \frac{P_2}{1 - P_{nn}} - \frac{P_{nn}}{1 - P_{nn}} &= (1 - P_{nn})P_2 + P_{nn}(1 - P_1)P_3 + \dots + P_{nn}P_1P_2 \dots (1 - P_{N-3})P_{N-1} \\ &\vdots \\ \frac{P_{N-2}}{1 - P_{nn}} - \frac{P_{nn}}{1 - P_{nn}} &= (1 - P_{nn})P_{N-2} + P_{nn}(1 - P_1)P_{N-1} \\ \frac{P_{N-1}}{1 - P_{nn}} - \frac{P_{nn}}{1 - P_{nn}} &= (1 - P_{nn})P_{N-1} \end{aligned} \right. \quad (10)$$

Систему пропонується вирішувати чисельно. Для рішення системи рівнянь як початкові значення візьмемо P_{nn} :

$$P_1^0 = P_2^0 = \dots = P_{N-1}^0 = P_{nn}. \quad (11)$$

Підставивши початкові значення в праву частину виразів (10), обчислимо значення ймовірностей на першій ітерації. Продовжуючи обчислення аналогічним образом, зупинимось, коли різниця між значеннями шуканих ймовірностей на попередній і наступній ітерації буде не більше заданої то-

чності.

Використовуючи (5), одержимо вираз для математичного сподівання:

$$M[\xi_n] = \sum_{j=0}^N j \cdot P[\xi_n = j].$$

Адекватність системи рівнянь (10) була перевірена шляхом моделювання в середовищі MatLab.

2 Приклади розрахунків. Маючи вирази для середньої відносної швидкості систем, проведемо порівняльний аналіз цих систем, при цьому теоретичний інтерес представляє потенційна швидкість, коли в кожній точці p_0 обчислюються оптимальні значення параметрів кодів і відповідне значення середньої відносної швидкості. Порівняння потенційних швидкостей для адресного, квазіадресного без накопичення та квазіадресного з накопиченням перепиту при $N = 12$ наведено на рис. 1.

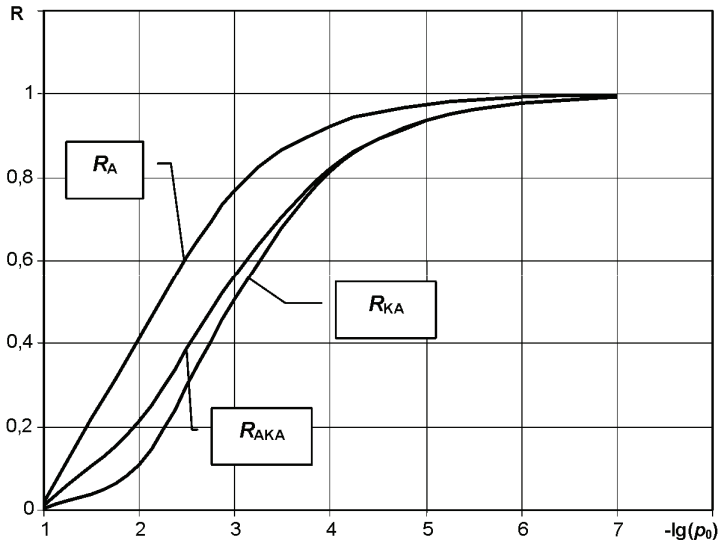


Рисунок 1 – Графік потенційних середніх відносних швидкостей розглянутих протоколів для $r = 16$ та $N = 12$

На рис. 2 зображені графіки потенційних швидкостей для квазіадресного перепиту з накопиченням для $r = 16$ при $N = 8, 12, 18, 32$. З рис. 2 бачимо, що зі збільшенням параметру N середня відносна швидкість системи передачі даних падає.

Практичний інтерес представляє порівняння значень середньої відносної швидкості в діапазоні зміни якості дискретного каналу, але при фіксованих

параметрах блоку, що вибираються оптимальними в середній точці якості дискретного каналу.

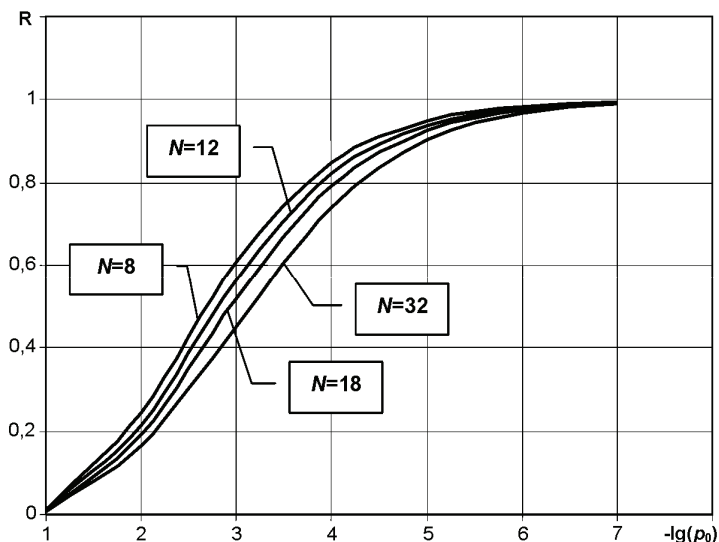


Рисунок 2 – Графік потенційних середніх відносних швидкостей для квазіадресного перепити з накопиченням

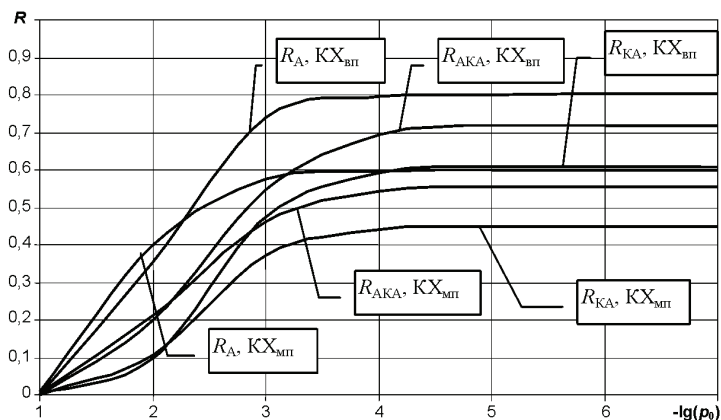


Рисунок 3 – Графік середніх відносних швидкостей для каналів $KX_{мп}$ та $KX_{вп}$

Розрахунки для каналів радіозв'язку декаметрового діапазону малої потужності випромінювання ($KX_{мп}$) та великої потужності випромінювання ($KX_{вп}$) при $N = 12$ представлені на рис. 3. Канал $KX_{мп}$ з середньою ймовірністю завади на біт $p_{cp} = 1,6 \cdot 10^{-2}$ є каналом погіршеної якості. Канал $KX_{вп}$ має

$p_{cp} = 3,0 \cdot 10^{-3}$ та є каналом середньої якості.

За критерієм максимуму середньої відносної швидкості ефективнішим є протокол з адресним перепитом, але для каналів з середньою ймовірністю помилки на біт не більш ніж 10^{-4} протокол з адресним перепитом дає не дуже великий вииграш, проте ускладнює структуру встаткування й алгоритму роботи. Також квазіадресний протокол з накопиченням дає вииграш порівняно з протоколом без накопичення.

Оптимальні значення інформаційної частини кодового блоку k для протоколів з адресним, квазіадресним без накопичення та квазіадресним з накопиченням перепитом для $N = 12$ представлені в табл. Оптимальна довжина кодового блоку для адресного та квазіадресного перепиту суттєво відрізняється.

Оптимальні значення інформаційної частини кодового блоку

| p_0 | k_A | k_{AKA} | k_{KA} |
|----------------------------|-------|-----------|----------|
| $r = 8$ | | | |
| 1,00E-01 | 6 | 5 | 4 |
| 5,00E-02 | 9 | 8 | 6 |
| 1,00E-02 | 24 | 17 | 10 |
| 5,00E-03 | 36 | 22 | 14 |
| 1,00E-03 | 86 | 41 | 33 |
| 1,00E-04 | 279 | 117 | 108 |
| 1,00E-05 | 890 | 356 | 348 |
| 1,00E-06 | 2824 | 1115 | 1107 |
| $r = 16$ | | | |
| 1,00E-01 | 7 | 7 | 6 |
| 5,00E-02 | 11 | 11 | 9 |
| 1,00E-02 | 33 | 25 | 17 |
| 5,00E-03 | 49 | 35 | 23 |
| 1,00E-03 | 119 | 69 | 55 |
| 1,00E-04 | 392 | 197 | 183 |
| 1,00E-05 | 1257 | 604 | 590 |
| 1,00E-06 | 3992 | 1894 | 1880 |
| $r = 32$ | | | |
| 1,00E-01 | 8 | 8 | 8 |
| 5,00E-02 | 14 | 13 | 13 |
| 1,00E-02 | 43 | 35 | 25 |
| 5,00E-03 | 65 | 50 | 30 |
| 1,00E-03 | 164 | 95 | 63 |
| 1,00E-04 | 550 | 246 | 212 |
| 1,00E-05 | 1773 | 723 | 691 |
| 1,00E-06 | 5641 | 2240 | 2207 |

Висновки

1. На каналах погіршеної якості квазіадресний протокол з накопиченням правильно прийнятих блоків дає вииграш близько 30 % у порівнянні з протоколом без накопичення.
2. На каналах погіршеної якості необхідно ретельно підбирати довжину кодового блоку.
3. В системах передачі даних з квазіадресним перепитом ємність каналного накопичувача суттєво впливає на середню відносну швидкість.

Список літератури: 1. Логвиненко Н. Ф. Анализ эффективности систем передачи данных с решающей обратной связью и квазиадресным переспросом [Текст] / Н. Ф. Логвиненко // Сб. научн. трудов 3-го Международного радиоэлектронного форума «Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ'2008)». – 2008. – Т. 6: ЭМС. – С. 31-34. 2. Логвиненко М. Ф. Эффективность адаптации длины кодовых блоков до качества дискретных каналов. [Текст] / М. Ф. Логвиненко, В. С. Серенко // Радиотехника. – 2005. – вып. 140. – с. 140-146. 3. Логвиненко М. Ф. Порівняльний аналіз ефективності систем захисту даних від завад з адресним та квазіадресним перепитом [Текст] / Н. Ф. Логвиненко, В. В. Шевцова // Прикладная радиоэлектроника. – Х.: ХНУРЕ, 2010. – Т. 9 № 2. – С. 285-289. 4. Петрович В. И. Алгоритм с накоплением и адресным переспросом для обмена данными по каналам ухудшенного качества [Текст] / В. И. Петрович, Н. Ф. Логвиненко, Ю. П. Сухоруков // Техника средств связи. Сер. ТПС. – 1984. – Вып. 8. – С. 28-37. 5. Логвиненко Н. Ф. Полудуплексный обмен данными по каналам радиосвязи // Техника средств связи. Сер. ТПС. – 1991. – С. 45-51. 6. А.с. 809615 СССР, МКИ³ Н 04 L 1/16 Устройство для приема дискретной информации в системах с решающей обратной связью / Н. Ф. Логвиненко, В. И. Петрович, В. Д. Русаков [та ін.]. – № 4017819/24-09; Заявл. 06.02.86; Опубл. 07.05.89. Бюл. № 17. – С. 245.

Надійшла до редколегії 27.10.2011

УДК 681.324

В.Я.ПЕВНЕВ, канд. техн. наук, доцент ХНУВД, Харьков;
М.В.ЦУРАНОВ, преподаватель, ХНУВД, Харьков

ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ МОДЕЛЕЙ ГРУППОВЫХ ОШИБОК В КАНАЛЕ СВЯЗИ

У статті проведено аналіз основних математичних моделей групових помилок у каналах зв'язку. На основі аналізу здійснена комп'ютерна реалізація моделей помилок і проведений експеримент залежності помилок від довжини каналу зв'язку.

The article analyzes the main group of mathematical models of errors in communication channels. Based on the analysis performed computer implementation of error models and an experiment depending on the length of error channel.

В статье проведен анализ основных математических моделей групповых ошибок в каналах связи. На основе анализа осуществлена компьютерная реализация моделей ошибок и проведен эксперимент зависимости ошибок от длины канала связи.